

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 10-320126

(43)Date of publication of application : 04.12.1998

(51)Int.Cl.

G06F 3/06

G06F 3/06

G06F 12/00

G06F 13/10

(21)Application number : 09-335488

(71)Applicant : FUJITSU LTD

(22)Date of filing : 05.12.1997

(72)Inventor : KANEKO KENJI
KAWANO KIYOSHI
SUZUKI MASANOBU
FUKUI TOSHIO
YAMAMOTO HIROAKI
MURATA TOSHIYA

(30)Priority

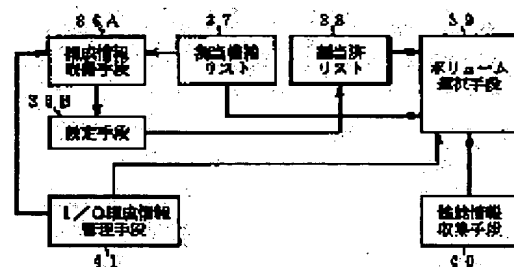
Priority number : 09 60566 Priority date : 14.03.1997 Priority country : JP

(54) VOLUME ALLOCATION SYSTEM AND MEDIUM RECORDING VOLUME ALLOCATING PROGRAM

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To optimize volume allocation and to improve an access response and throughput in a volume allocation system having a logical volume group divided into plural logical volumes.

SOLUTION: In the case of a disk array system after preparing an allocation candidate list 37, logical volume constitution information is acquired from an I/O constitution information managing means 41 in each allocated logical volume, another logical volume in the same logical volume including the allocated volume is set up in an allocated list 38, logical volume constitution information is acquired from the means in each allocated logical volume, a logical volume having the lowest I/O load is selected from an allocation candidate volume group, and other logical volumes in the same volume group are excluded from allocation.



BEST AVAILABLE COPY

LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

28.05.2003

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平10-320126

(43) 公開日 平成10年(1998)12月4日

(51) Int.Cl. ⁶	識別記号	F I
G 0 6 F 3/06	3 0 1	G 0 6 F 3/06 3 0 1 Z
	5 4 0	5 4 0
12/00	5 0 1	12/00 5 0 1 H
13/10	3 4 0	13/10 3 4 0 A

審査請求 未請求 請求項の数 8 O L (全 20 頁)

(21) 出願番号	特願平9-335488	(71) 出願人	000005223 富士通株式会社 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号
(22) 出願日	平成9年(1997)12月5日	(72) 発明者	金子 憲司 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内
(31) 優先権主張番号	特願平9-60566	(72) 発明者	川野 清志 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内
(32) 優先日	平9(1997)3月14日	(74) 代理人	弁理士 宮内 佐一郎 (外1名)
(33) 優先権主張国	日本 (J P)		

最終頁に続く

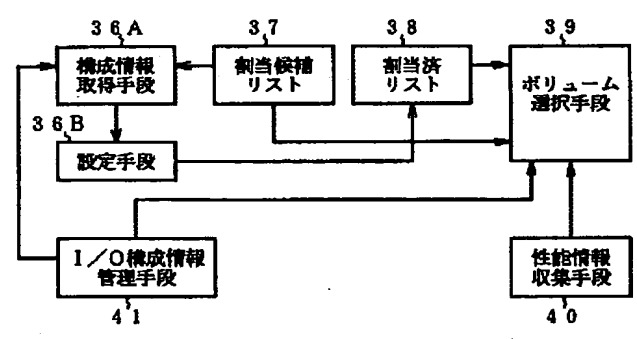
(54) 【発明の名称】 ボリューム割当てシステムおよびボリューム割当てプログラムを記録した媒体

(57) 【要約】

【課題】 複数の論理ボリュームに分割した論理ボリュームグループを有するボリューム割当てシステムにおいて、ボリューム割当ての最適化を図り、アクセスレスポンスの向上、スループットの向上を図る。

【解決手段】 割当候補リスト37の作成後ディスクアレイシステムであるとき、I/O構成情報管理手段41より論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得し、割当済リスト38に割当済ボリュームを含む同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームを設定し、I/O構成情報管理手段41から論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得して、割当て候補ボリューム群の中からI/O負荷が最も低い論理ボリュームを選択し同一ボリュームグループの他の論理ボリュームを割当て対象外とする。

本発明の原理説明図



【特許請求の範囲】

【請求項1】大容量のディスクを複数の論理ボリュームに分割した複数の論理ボリュームグループより構成されるディスクアレイを有し、I/Oレスポンスが最小の論理ボリュームを選択処理するボリューム割当てシステムにおいて、

前記ディスクを含む装置から性能情報を収集する性能情報収集手段と、

前記複数の論理ボリュームから複数の論理ボリュームグループを構成する論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに生成、更新、通知するI/O構成情報管理手段と、

割当候補リストの作成後ディスクアレイシステムを判別しディスクアレイシステムであるとき、前記I/O構成情報管理手段より論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得する構成情報取得手段と、

割当済リストに割当済ボリュームを含む同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームを設定する設定手段と、

前記I/O構成情報管理手段から論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得して、割当て候補ボリューム群の中からI/O負荷が最も低い論理ボリュームを選択し同一ボリュームグループの他の論理ボリュームを割当て対象外とするボリューム選択手段と、を備えたことを特徴とするボリューム割当てシステム。

【請求項2】請求項1記載のボリューム割当てシステムにおいて、

前記性能情報収集手段は、前記ディスクを含む装置のI/Oアクセス性能を指数化した値を仮想I/Oレスポンス値として算出することを特徴とするボリューム割当てシステム。

【請求項3】請求項1、2記載のボリューム割当てシステムにおいて、

前記ボリューム選択手段は、前記性能情報収集手段で算出した仮想I/Oレスポンス値を取得し、選択した論理ボリュームと、該論理ボリュームが属する論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに対して仮想I/Oレスポンス値を加算することを特徴とするボリューム割当てシステム。

【請求項4】請求項3記載のボリューム割当てシステムにおいて、

非ディスクアレイで選択されたボリュームに加算される仮想I/Oレスポンス値に対して、ディスクアレイで選択された論理ボリュームに加算される仮想I/Oレスポンス値を異なる値とし、同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに加算される仮想レスポンス値も異なる値としたことを特徴とするボリューム割当てシステム。

【請求項5】大容量のディスクを複数の論理ボリュームに分割した複数の論理ボリュームグループより構成され

るディスクアレイを有し、I/Oレスポンスが最小の論理ボリュームを選択処理するためのボリューム割当てプログラムを記録した媒体において、

前記ディスクを含む装置から性能情報を収集する手段と、

前記複数の論理ボリュームから複数の論理ボリュームグループを構成する論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに生成、更新、通知する手段と、

割当候補リストの作成後ディスクアレイシステムを判別し、ディスクアレイシステムであるとき、前記I/O構成情報管理手段より論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得する手段と、

割当済リストに割当済ボリュームを含む同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームを設定する手段と、

前記I/O構成情報管理手段から論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得して、割当て候補ボリューム群の中からI/O負荷が最も低い論理ボリュームを選択し同一ボリュームグループの他の論理ボリュームを割当て対象外とする手段と、を備えたことを特徴とするボリューム割当てプログラムを記録した媒体。

【請求項6】請求項5記載のボリューム割当てプログラムを記録した媒体において、

前記性能情報を収集する手段は、前記ディスクを含む装置のI/Oアクセス性能を指数化した値を仮想I/Oレスポンス値として算出することを特徴とするボリューム割当てプログラムを記録した媒体。

【請求項7】請求項5、6記載のボリューム割当てプログラムを記録した媒体において、

前記ボリュームを選択する手段は、前記性能情報を収集する手段で算出した仮想I/Oレスポンス値を取得し、選択した論理ボリュームと、該論理ボリュームが属する論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに対して仮想I/Oレスポンス値を加算することを特徴とするボリューム割当てプログラムを記録した媒体。

【請求項8】請求項7記載のボリューム割当てプログラムを記録した媒体において、

非ディスクアレイで選択されたボリュームに加算される仮想I/Oレスポンス値に対してディスクアレイで選択された論理ボリュームに加算される仮想I/Oレスポンス値を異なる値とし、同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに加算される仮想レスポンス値も異なる値としたことを特徴とするボリューム割当てプログラムを記録した媒体。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、大容量ディスクを複数の論理ボリュームに分割して使用し、論理ボリュームグループにおけるI/Oアクセス競合の影響を軽減し、I/Oスループットを向上させるためのボリューム

割当てシステムおよびボリューム割当てプログラムを記録した媒体に関する。

【0002】 計算機でジョブを実行する場合に、そのジョブでディスク装置にデータセットを作成し、またデータセットのスペースを拡張するために、ディスク装置のボリュームを選択して、そのデータセットのスペースを割り当てることが必要になる。その場合に、任意のジョブで使用するよう計算機システムで準備してあるボリュームから適当にボリュームを選択して、データセットのスペースを割り当ててことを要求する場合に、これを不特定ボリューム要求という。

【0003】 システムのボリューム選択機能は、そのような選択対象ボリュームから、必要なデータセットのスペースのあるボリュームを選択するが、その場合の選択順位を決める条件として、データセットのスペース量および入出力負荷の何れかを選択基準に使用することが可能である。すなわち、データセットのスペース量を選択基準にする場合には、最もデータセットのスペースの大きいものを選択し、また入出力負荷を選択基準にする場合には、適当な方法で観測しておいたボリュームごとのアクセス頻度情報を参照するなどによって、アクセス頻度の最も小さいボリュームを選択する。

【0004】 近年のディスク装置では、RAID技術を採用して、コストダウン、省スペース、高速アクセス、高信頼性を実現しようとしており、大容量のディスクを論理ボリューム分割するディスクアレイが製品化されている。このディスクアレイを使用する計算機システムにおいて、ボリューム割当てを最適化し、I/Oスループットの向上を図ることができるボリューム割当てシステムおよびボリューム割当てプログラムを記録した媒体の開発が要望されている。

【0005】

【従来の技術】 従来の計算機システムとしては、例えば図13に示すようなものがある。図13において、101はホストコンピュータであり、ホストコンピュータ101はチャンネル102、103を介して入出力制御装置104、105が接続されている。入出力制御装置105には、バス106を介して入出力装置としてのディスク装置107、108がそれぞれ接続されている。

【0006】 入出力制御装置104にはバス109を介して入出力装置としてのディスクアレイ110が接続されている。ディスクアレイ110は大容量ディスクを複数の論理ボリューム111に分割した複数の論理ボリュームグループ112、113により構成されている。114は不特定ボリュームを示し、不特定ボリューム114はボリュームを選択してそのデータセットのスペースに割り当てるときに要求される。括弧内の左側の数字は割当て順序を示し、右側の数字は平均I/Oレスポンス値をそれぞれ示す。

【0007】 ホストコンピュータ101内にはボリューム

ム割当てを最適化するためのボリューム割当てプログラム101Aが格納されている。図14はボリューム割当てプログラム101Aの構成例を示す図である。図14において、ボリューム割当てプログラム101Aは、ジョブ管理部115、割当候補リスト116、割当済リスト117、ボリューム選択部118および性能情報収集部119により構成される。

【0008】 ジョブ管理部115は、不特定ボリューム114を選択する際、データセットのスペースを考慮する割当てと、I/O性能を考慮する割当てがあり、I/O性能を考慮する場合は、割当候補リスト116と割当済リスト117を作成し、ボリューム118にボリューム選択を依頼する。性能情報収集部119はI/O発行回数とI/O経過時間の累積値に関する性能情報を入出力装置120より収集し、入出力装置120に対する一定時間の平均I/Oレスポンス値をボリューム選択部118に出力する。ボリューム選択部118はジョブ管理部115から渡された割当候補リスト116と割当済リスト117を参照して、性能情報収集部119から一定時間間隔で求めた平均I/Oレスポンス値が最小のボリュームを選択し、例えばVOL6を選択ボリューム121としてジョブ管理部115に通知する。この場合、ボリューム選択部118は、次の一定時間間隔まで1つのボリュームへの割当てを集中させないように、1回の不特定ボリューム114の割当てにつき、一定のI/Oレスポンス値を加算し、加算した平均I/Oレスポンス値が最小のボリュームを選択する。ジョブ管理部115は、割当候補リスト116と割当済リスト115の作成により、ジョブ122、123のジョブステップa、b、c内で使用する不特定ボリューム114が特定ボリュームに集中することを防止している。

【0009】 図15は従来のボリューム割当ての処理を説明するフローチャートである。ステップS101でジョブ管理部115はジョブ122、123のジョブステップa、b、c内で使用する不特定ボリューム114から割当候補リスト116を作成する。例えば割当候補リスト116にはVOL1～VOL10が不特定ボリューム114から設定される。

【0010】 次に、ステップS102でジョブ管理部115は割当済リスト117に割当済ボリュームのみを設定する。例えば、割当済リスト117にはVOL1、VOL2、VOL3、VOL4が順次設定される。次に、ステップS103でボリューム選択部118は、割当候補リスト116と割当済リスト117を参照して、性能情報収集部119から入出力装置120に対する一定時間の平均I/Oレスポンス値を一定時間間隔で求め、一定の不特定ボリュームの割当てにつき一定のI/Oレスポンス値を加算し、加算した平均I/Oレスポンス値が最小のボリュームを選択する。

【0011】 次に、ステップS104でジョブ管理部1

15はボリューム選択部118で選択されたボリュームのスペースを獲得するための割当て処理を行い、ステップS105でスペースの獲得が成功したか判別し、成功したときは、ボリュームの割当て処理を終了し、成功しないときは、ステップS102に戻る。このようにして、図13に示すように(1)～(10)の割当て順序でボリュームの割当てが行われるが、I/Oレスポンス値の加算は選択されたボリュームだけであり、ボリューム競合は避けられても同一論理ボリュームグループ112, 113内のボリューム111に同時に割当てしようとするため、論理ボリュームグループ112, 113内でのI/Oアクセス競合が生じる。

【0012】

【発明が解決しようとする課題】従来のボリューム割当てシステムにあっては、大容量のディスク装置を複数の論理ボリュームに分割した場合、同一論理ボリュームグループに対して、複数の読み出し、または、書き込み要求が発生すると、ドライブの競合が発生し、複数のアクセスを並列処理することができない。

【0013】社会システム系(銀行の勘定系など)では、一定の性能(I/Oレスポンス、I/Oスループット)をベースに業務を組んでいる。したがって、I/Oレスポンスが劣化すると、業務への影響が発生する。ディスクアレイでは、この問題を回避するために、大量のキャッシュを搭載しているが、もともと、キャッシュヒットがあまり期待できない完全ランダムアクセス(銀行の勘定系処理など)や、ディスク装置からの読み込みや書き込みを必要とする大量シーケンシャル処理では、このディスク競合を避けて通ることができず、性能保証のための業務設計およびボリューム配置が必要であり、システム管理者の大きな負担となっている。

【0014】従来の割当て論理では、ボリューム選択部では、ジョブ管理部に対して、I/Oレスポンスが最小のボリュームを通知している。このI/Oレスポンスは、キャッシュ効果による性能優位、あるいは、論理ボリューム競合による性能不利といった、ディスクアレイの性能を含むものであり、ディスクアレイでの不特定ボリューム選択においても、I/Oレスポンスが最小のボリュームを最小負荷ボリュームと判断し選択していることには変わりはない。しかし、短期に選択要求が競合した場合には、従来のボリューム割当てシステムには以下の問題が生じる。

【0015】・I/Oレスポンスの加算は、選択ボリュームだけが対象であるため、ディスクアレイの場合、同一グループ内の論理ボリュームへのアクセス性能への影響が考慮されない。

・I/Oレスポンスの加算値は一定で、装置のアクセス性能差を考慮しておらず、非ディスクアレイとディスクアレイで差がないため、2巡目以降は、ディスクアレイが非ディスクアレイと同等に重複使用される。

【0016】このように、従来の割当て論理では、論理ボリュームグループを意識していないため、ディスクアレイに不特定ボリュームを配置しているシステムでは、不特定ボリューム割当ての際、ボリューム競合は避けられても、同一論理ボリューム内のボリュームを同時に割り当てようとするため、論理ボリュームグループ内のI/Oアクセス競合が生じる(図13、参照)。

【0017】本発明は、このような従来の問題点に鑑みてなされたものであって、I/Oアクセス性能の異なる複数の論理ボリュームグループを有する計算機システムにおいて、ボリューム割当ての最適化を図ることでボリュームアクセスのレスポンスの向上およびスループットの向上を図ることができるボリューム割当てシステムおよびボリューム割当てプログラムを記録した媒体を提供することを目的とする。

【0018】

【課題を解決するための手段】この目的を達成するために、本発明は、図1に示すように構成する。請求項1の発明は、大容量のディスクを複数の論理ボリュームに分割した複数の論理ボリュームグループより構成されるディスクアレイを有し、I/Oレスポンスが最小の論理ボリュームを選択処理するボリューム割当てシステムにおいて、前記ディスクを含む装置から性能情報を収集する性能情報収集手段40と、前記複数の論理ボリュームから複数の論理ボリュームグループを構成する論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに生成、更新、通知するI/O構成情報管理手段41と、割当候補リスト37の作成後ディスクアレイシステムを判別し、ディスクアレイシステムであるとき、前記I/O構成情報管理手段41より論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得する構成情報取得手段36Aと、割当済リスト38に割当済ボリュームを含む同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームを設定する設定手段36Bと、前記I/O構成情報管理手段41から論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得して、割当て候補ボリューム群の中からI/O負荷が最も低い論理ボリュームを選択し同一ボリュームグループの他の論理ボリュームを割当て対象外とするボリューム選択手段39と、を備える。

【0019】請求項2の発明は、前記性能情報収集手段40が、前記ディスクを含む装置のI/Oアクセス性能を指数化した値を仮想I/Oレスポンス値として算出する。請求項3の発明は、前記ボリューム選択手段39が、前記性能情報収集手段で算出した仮想I/Oレスポンス値を取得し、選択した論理ボリュームと、該論理ボリュームが属する論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに対して仮想I/Oレスポンス値を加算する。

【0020】請求項4の発明は、非ディスクアレイで選択されたボリュームに加算される仮想I/Oレスポンス

値に対して、ディスクアレイで選択された論理ボリュームに加算される仮想 I/O レスポンズ値を異なる値とし、同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに加算される仮想レスポンズ値も異なる値とした。請求項 5 の発明は、大容量のディスクを複数の論理ボリュームに分割した複数の論理ボリュームグループより構成されるディスクアレイを有し、I/O レスポンズが最小の論理ボリュームを選択処理するためのボリューム割当てプログラムを記録した媒体において、前記ディスクを含む装置から性能情報を収集する手段 40 と、前記複数の論理ボリュームから複数の論理ボリュームグループを構成する論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに生成、更新、通知する手段 41 と、割当候補リスト 37 の作成後ディスクアレイシステムを判別し、ディスクアレイシステムであるとき、前記 I/O 構成情報管理手段 41 より論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得する手段 36A と、割当済リスト 38 に割当済ボリュームを含む同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームを設定する手段 36B と、前記 I/O 構成情報管理手段 41 から論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得して、割当て候補ボリューム群の中から I/O 負荷が最も低い論理ボリュームを選択し同一ボリュームグループの他の論理ボリュームを割当て対象外とする手段 39 と、を備える。

【0021】請求項 6 の発明は、ボリューム割当てプログラムを記録した媒体において、前記性能情報を収集する手段 40 が、前記ディスクを含む装置の I/O アクセス性能を指数化した値を仮想 I/O レスポンズ値として算出する。請求項 7 の発明は、ボリューム割当てプログラムを記録した媒体において、前記ボリュームを選択する手段 39 が、前記性能情報を収集する手段 40 で算出した仮想 I/O レスポンズ値を取得し、選択した論理ボリュームと、該論理ボリュームが属する論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに対して仮想 I/O レスポンズ値を加算する。

【0022】請求項 8 の発明は、ボリューム割当てプログラムを記録した媒体において、非ディスクアレイで選択されたボリュームに加算される仮想 I/O レスポンズ値に対してディスクアレイで選択された論理ボリュームに加算される仮想 I/O レスポンズ値を異なる値とし、同一論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに加算される仮想レスポンズ値も異なる値とした。

【0023】このような構成を備えた本発明によれば、従来では割当て済みボリュームのみを割当て対象外としているが、本発明においては、割当済ボリュームが属する論理ボリュームグループの他の論理ボリュームも割当て対象外とすることで同一論理ボリュームグループ 1~4 内での論理ボリューム競合を回避する。また、I/O アクセス性能の異なる装置が同一の不定ボリュームに混在する場合を考慮して I/O アクセス性能を指数化し

て仮想 I/O レスポンズ値を加算して割当てに反映させ、非ディスクアレイとディスクアレイでは仮想 I/O レスポンズ値に差をつけるため、ディスクアレイと非ディスクアレイが同等に重複して使用されなくなる。

【0024】さらに、仮想 I/O レスポンズ値を割当て済ボリューム以外の同一論理ボリュームグループ内の論理ボリュームにも加算しているので、同一論理グループ内での論理ボリューム競合が生じにくくなる。その結果、ボリューム割当ての最適化を図ることができるので、ボリュームアクセスのレスポンズの向上およびスループットの向上を図ることができる。

【0025】

【発明の実施の形態】図 2 は本発明の一実施形態を示すブロック図である。図 2 において、21 はホストコンピュータであり、ホストコンピュータ 21 はチャンネル 22、23 を有し、チャンネル 22、23 を介してバス 24、25 によりホストコンピュータ 21 には入出力制御装置 26 が接続されている。ホストコンピュータ 21 内にはボリューム割当てを最適化するための後述するボリューム割当てプログラム 27 が格納されている。

【0026】入出力制御装置 26 にはバス 28 を介して入出力装置としてのディスクアレイ 29 が接続され、ディスクアレイ 29 は、複数の論理ボリュームグループ 1~4 により構成されている。論理ボリュームグループ 1~4 は、大容量ディスクを複数の論理ボリューム 30 に分割したもので、論理ボリューム 30 は複数のデータディスク 31~34 と一つのパリティディスク 35 を横断して構成されている。なお、図示していないが非ディスクアレイとして、例えば図 13 に示すようなディスク 107、108 が接続されている。

【0027】図 3 はボリューム割当てプログラム 27 の構成例を示す図である。図 3 において、ボリューム割当てプログラム 27 は、ジョブ管理部 36、割当候補リスト 37、割当済リスト 38、ボリューム選択手段としてのボリューム選択部 39、性能情報収集手段としての性能情報収集部 40 および I/O 構成情報管理手段としての I/O 構成情報管理部 41 により構成されている。

【0028】ジョブ管理部 36 は構成情報取得手段としての構成情報取得部 36A と設定手段としての設定部 36B を有する。構成情報取得部 36A は、ジョブ 42、43 のジョブステップ a、b、c 内で使用する不定ボリュームから割当候補リスト 37 を作成し、ディスクアレイシステムであることを判別した後に、I/O 構成情報管理部 41 より論理ボリューム構成情報を割当済ボリュームごとに取得する。

【0029】設定部 36B は、割当済リスト 38 に、割当済ボリュームと割当済ボリュームを含む同一論理ボリュームグループ 1~4 内の他の論理ボリューム 30 を設定する。性能情報収集部 40 は入出力装置 44 から I/O 発行回数と I/O 経過時間の累積値に関する性能情報

を収集し、ボリューム選択部39に出力する。また、性能情報収集部40は仮想I/Oレスポンス値の算出部40Aを有し、算出部40AはI/Oアクセス性能を指数化した値を仮想I/Oレスポンス値として算出する。

【0030】I/O構成情報管理部41は、複数の論理ボリューム30から複数の論理ボリュームグループ1~4を構成する論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに生成し、更新し、ジョブ管理部36およびボリューム選択部39に通知する。ボリューム選択部39は、性能情報収集部40より一定時間の平均I/Oレスポンス値を一定時間間隔で求め、I/O構成情報管理部41から論理ボリューム構成情報を割当済論理ボリュームごとに取得して、割当て候補ボリューム群の中からI/O負荷が最も低い論理ボリュームを選択し、同一ボリュームグループの他の論理ボリュームを割当て対象外とする。

【0031】また、ボリューム選択部39は、仮想I/Oレスポンス値を加算する加算部39Aを有し、加算部39Aは、性能情報収集部40で算出した仮想I/Oレスポンス値を取得し、選択した論理ボリュームと、この論理ボリュームが属する論理ボリュームグループ内の他の論理ボリュームに対して仮想I/Oレスポンス値を加算する。

【0032】この場合、非ディスクアレイの選択ボリュームに加算される仮想I/Oレスポンス値xに対して、ディスクアレイで選択された論理ボリュームに加算される仮想I/Oレスポンス値yを同一または異なる値とし、同一論理ボリュームグループ1~4内の他の論理ボリューム30に加算される仮想レスポンス値zも異なる値(小さい値)とした。例えば、 $x=y=10$ 、 $z=7$ または $x=10$ 、 $y=5$ 、 $z=2$ とする。

【0033】ジョブ管理部36は、ボリューム選択部39で選択された選択ボリューム45を受け入れ、選択ボリューム45のスペースの割当て処理を行う。図4(A)~(C)および図5(A)、(B)は仮想I/Oレスポンス値を加算しない場合の不特定ボリュームの割当ての説明図である。図4(A)は、ボリューム選択部39がI/O構成情報管理部41より取得した論理ボリューム構成情報46の例を示す。

【0034】論理ボリューム構成情報46は、複数の論理ボリューム30より構成される複数の論理ボリュームグループ1~4により構成されている。2ms、3ms、・・・などは論理ボリューム30が有するI/Oレスポンス値を示す。ボリューム選択部39は、割当て候補リスト37、割当済リスト38を参照し、割当て候補リスト37内の割当て済ボリューム以外のボリュームに対してI/Oレスポンス値が最小のボリュームを選択する。

【0035】図4(A)において、論理ボリュームグループ1のI/Oレスポンス値が最小である2msのVOL1が割り当てられると、図4(B)に示すように、V

OL1とVOL1が属する論理ボリュームグループ1の他のVOL2、VOL3、VOL4が割当て対象外ボリューム群47として割当済リスト38に設定され、論理ボリュームグループ2、3、4から構成される割当て候補ボリューム群48が論理ボリューム構成情報46として取得される。

【0036】次に、図4(B)において、I/Oレスポンス値が最小の6msのVOL9が割り当てられると、図4(C)に示すように、割当て対象外ボリューム群47は、論理ボリュームグループ1、3となり、割当て候補ボリューム群48は論理ボリュームグループ2、4になる。次に、図4(C)において、I/Oレスポンス値が最小の10msのVOL5が割り当てられると、図5(A)に示すように割当て対象外ボリューム群47は、論理ボリュームグループ1、3、2となり、割当て候補ボリューム群48は論理ボリュームグループ4だけになる。

【0037】図5(A)において、論理ボリュームグループ4のI/Oレスポンス値が最小の15msのVOL Dを割り当てると、図5(B)に示すように割当て候補ボリューム群47は、VOL1のない論理ボリュームグループ1、VOL5のない論理ボリュームグループ2、VOL9のない論理ボリュームグループ3、VOL Dのない論理ボリュームグループ4になる。割当て対象外ボリューム49は、VOL1、VOL5、VOL9、VOL Dになる。その後、再度論理ボリュームグループ1~4内のI/Oレスポンス値が最小の論理ボリューム30を順次割り当てる。割り当て対象外ボリューム49は16個の論理ボリューム30となる。

【0038】図6(A)~(C)および図7(A)、(B)は仮想レスポンス値を加算した場合の不特定ボリュームの割当ての説明図である。図6(A)は、図4(A)に示したように、ボリューム選択部39がI/O構成情報管理部41より取得した論理ボリューム構成情報46を示す。ボリューム選択部39は、割当て候補リスト37、割当済リスト38を参照して、論理ボリューム構成情報46よりI/Oレスポンス値が最小である2msのVOL1を割り当てる。

【0039】図6(B)に示すように、論理ボリュームグループ1が割当て対象外ボリューム群47となり、論理ボリュームグループ2、3、4が割当て候補ボリューム群48になる。割当て済のVOL1には仮想I/Oレスポンス値として「10」が加算され、さらにVOL1が属する論理ボリュームグループ1の他のVOL2、VOL3、VOL4には仮想I/Oレスポンス値として「7」がそれぞれ加算される。

【0040】割当てボリュームVOL1に対する仮想I/Oレスポンス値「10」より他のVOL2~VOL4に加算される仮想I/Oレスポンス値を「7」として小さい値にしている。次に、図6(C)においては、論理

ボリュームグループ3の割当て済のVOL 9 (6ms) に仮想I/Oレスポンス値として「10」が加算され、論理ボリュームグループ3の他のVOL A, VOL B, VOL Cには仮想I/Oレスポンス値として「7」がそれぞれ加算される。

【0041】次に、図7(A)において、論理ボリュームグループ2の割当て済のVOL 5 (10ms) に仮想I/Oレスポンス値として「10」が加算され、論理ボリュームグループ2の他のVOL 6, VOL 7, VOL 8には仮想I/Oレスポンス値として「7」がそれぞれ加算される。次に、図7(A)の論理ボリュームグループ4のVOL D (15ms) に仮想I/Oレスポンス値として「10」が加算され、論理ボリュームグループ4の他のVOL E, VOL F, VOL 0に対して仮想I/Oレスポンス値として「7」がそれぞれ加算される。

【0042】図7(B)に示すように割当て候補ボリューム群48としては、VOL 1のない論理ボリュームグループ1、VOL 5のない論理ボリュームグループ2、VOL Cのない論理ボリュームグループ3、VOL Dのない論理ボリュームグループ4となり、割当て対象外ボリューム49としてはVOL 1, VOL 5, VOL 9, VOL Dとなり、それぞれ仮想I/Oレスポンス値「10」がそれぞれ加算されている。VOL 2~VOL 4, VOL 6~VOL 8, VOL A~VOL C, VOL E~VOL 0には仮想I/Oレスポンス値「7」がそれぞれ加算されている。そして、再度論理ボリュームグループ1~4内のI/Oレスポンス値が最小の論理ボリューム30を順次割り当てる。その結果、割当て対象外ボリューム49は、16個の論理ボリューム30になり、ボリューム割当て処理が終了する。

【0043】図8はボリューム割当ての順序を説明する説明図である。図8において、論理ボリュームグループ1は、4つに分割された論理ボリューム30を有し、論理ボリューム30はI/Oレスポンス値はそれぞれ5ms, 5ms, 6ms, 11msである。また、論理ボリュームグループ2は4つに分割された論理ボリューム30を有し、論理ボリューム30のI/Oレスポンス値はそれぞれ6ms, 6ms, 7ms, 8msになっている。

【0044】107, 108は非ディスクアレイのディスクをそれぞれ示す。また、50は不特定ボリュームを示す。仮想I/Oレスポンス値を加算しないで、割当てを行った場合の割当て順序は、(1)~(16)になる。論理ボリュームグループ1, 2内でのI/Oアクセスの競合は生じにくくなる。次に、ボリューム選択部39で加算する仮想I/Oレスポンス値について説明する。

【0045】不特定ボリュームは、割当て候補グループ内に、アクセス性能が異なる装置が混在する可能性があり、かつ、論理ボリュームを分割するタイプもある。そ

こで、以下の2項目を指数化し、割当てによる将来のI/Oレスポンス値を予測し、割当て基準を設定する。この指数値として、仮想I/Oレスポンス値を設ける。・入出力装置ごとにアクセス性能が異なる。

【0046】・論理ボリュームを分割している場合、ボリューム間で競合すると性能劣化になる。本来割当て時に予測するのは不可能である。なぜならこの時点ではI/Oアクセス量もわからないためである。したがって、装置アクセス特性を考慮した一定の値を仮想I/Oレスポンス値として加算する。

【0047】I/O処理時間と発行I/O回数は、装置ごとに累積されており、過去の10秒間の実績として、平均I/Oレスポンス値を算出し、この値に、仮想I/Oレスポンス値を加算することで、今後割り当てた場合のI/Oレスポンス値を予測し、不特定ボリューム割当ての際に、未割当て装置群の中で最もこの値が小さいものを選択している。

【0048】予測I/Oレスポンス値=過去10秒間の平均I/Oレスポンス値+仮想I/Oレスポンス値
ディスクアレイでは、論理ボリュームグループにおいて論理ボリューム競合があり、性能劣化を引き起こすので、同一論理ボリュームグループ内の割当てを極力避ける割当て論理を採用する方がよい。この場合、以下のように仮想I/Oレスポンス値を採用すればよい。

【0049】非ディスクアレイで割当てボリューム=x
ディスクアレイで割当てボリューム=y
ディスクアレイで割当てボリュームの論理ボリュームグループ内の非割当てボリューム=z
とする。

【0050】 $x=y$ とし、 $z < x$ とすれば、目的が達せられる。例えば、 $x=y=10$, $z=7$ とすればよい。一方、ディスクアレイと非ディスクアレイで割当て優先に差をつけたければ $x > y > z$ とすればよい。この時、 x , y , z を決定するには、非ディスクアレイに対する、ディスクアレイの相対性能値が求められればよい。

【0051】ところで、一般に、I/Oアクセス性能(I/Oレスポンス)は大きく以下の要因で決定される。

(1) I/Oアクセスの特性

- ・シーケンシャルアクセス、ランダムアクセス
- ・リード、ライト(更新、創成)

(2) I/Oアクセス量

- ・少量アクセス、大量アクセス

(3) ハード性能

- ・キャッシュヒット性能
- ・キャッシュミス性能

(4) I/O負荷と競合要因

- ・デバイスバスの競合
- ・論理ボリューム競合
- ・チャンネル、コントローラの内部資源競合

キャッシュヒット性能に比べて、キャッシュミス性能は、1ケタ(10倍)以上の性能劣化となり、かつ、競合要因(デバイスバス、論理ボリュームなど)がこれを増幅する。

【0052】本来、統計的にディスクアレイの性能を算出すべきであるが、これは難しいので、一手法としては、ヒット率を50%くらいに想定し(キャッシュヒットするかミスするかの事前予測はできない。)、論理ボリューム競合時の性能値と競合しない場合の性能値を求め、この値から算出する。算出した例を図9に示す。図9において、 $x=10$ 、 $y=5$ 、 $z=2$ とする。

【0053】このようにして、同一論理ボリュームグループ1~4内での論理ボリューム30を同時に割り当てにくくしている。図10はボリューム割当ての処理を説明するフローチャートである。まず、ステップS1でジョブ管理部36により割当候補リスト37を作成する。すなわち、ジョブ管理部36はジョブ42、43のジョブステップa、b、c内で使用する不特定ボリューム50から割当候補リスト37を作成する。割当候補リスト37には例えばVOL1~VOL10が設定される。

【0054】次に、ステップS2でジョブ管理部36によりディスクアレイシステムであるか否かを判別し、ディスクアレイシステムでないときは、ステップS3に進み、従来の処理を行う。すなわち、割当済リスト38に割当済ボリュームのみを設定し、I/Oレスポンス値が最小のボリュームを選択処理して、ステップS7に進む。

【0055】ディスクアレイシステムであるときは、ステップS4でジョブ管理部36の構成情報取得部36Aにより割当済ボリューム毎にI/O構成情報管理部41より論理ボリューム構成情報を取得する。次に、ステップS4でジョブ管理部36の設定部36Bは割当候補リスト37と取得した論理ボリューム構成情報により、割当済リスト38に割当済ボリュームと、この割当済ボリュームが属する論理ボリュームグループ1~4内の他の論理ボリューム30を設定する。例えば、図3の割当済リスト38が示すように、割当済リスト38内にはVOL1~VOL4が設定される。

【0056】次に、ステップS5でボリューム選択部39は、割当候補リスト37、割当済リスト38を参照して、I/O構成情報管理部41から論理ボリューム構成情報を取得し、また、性能情報収集部40からの性能情報を得て、I/Oレスポンスが最小の論理ボリューム30を選択する。この場合、性能取得収集部40の算出部40Aで算出した仮想I/Oレスポンス値を得て、選択した論理ボリューム30に加算するとともに、その選択された論理ボリューム30が属する論理ボリュームグループ1~4内の他の論理ボリューム30に対しても仮想I/Oレスポンス値を加算する。

【0057】加算する仮想I/Oレスポンス値として

は、例えば非ディスクアレイの割当てボリュームは10、ディスクアレイの割当てボリュームは10、ディスクアレイの割当てボリュームの属する他の非割当てボリュームは7とする。また、ディスクアレイと非ディスクアレイで割当て優先に差をつけるときは、例えば仮想I/Oレスポンス値として、非ディスクアレイの割当てボリュームは10、ディスクアレイの割当てボリュームは5、ディスクアレイの割当てボリュームの属する他の非割当てボリュームは2とする。

【0058】ここで、ステップS6のI/Oレスポンス値が最小のボリューム選択処理において、仮想I/Oレスポンス値を加算しない場合の割当て処理を説明する。図15は仮想I/Oレスポンス値を加算しない場合の割当て処理を説明するフローチャートである。図11において、まず、ステップS21で図4(A)に示す論理ボリューム構成情報46を参照して、要求スペース量を満たす論理ボリュームグループ1~4の論理ボリューム30からI/O負荷の最も低いボリュームとしてVOL1を割り当てる。

【0059】図4(B)に示すようにVOL1とVOL1が属する論理ボリュームグループ1の他のVOL2、VOL3、VOL4は、割当て対象外ボリューム群47となり、割当済リスト38に設定され、次の論理ボリューム構成情報46として論理ボリュームグループ2、3、4とからなる割当て候補ボリューム群48が取得される。

【0060】次に、ステップS22で図4(B)の割当て候補ボリューム群48の中から、I/O負荷の最も低いボリュームとしてVOL9を割り当てる。図4(C)に示すように、割当て対象外ボリューム群47は論理ボリュームグループ1、3となり、割当て候補ボリューム群48は論理ボリュームグループ2、4になる。次に、ステップS23で図4(C)の割当てボリューム群48の中から、I/O負荷の最も低いボリュームとしてVOL5を割り当てる。図5(A)に示すように、割当て対象外ボリューム群47は、論理ボリュームグループ1、2、3となり、割当て候補ボリューム群48は論理ボリュームグループ4になる。

【0061】次に、ステップS24で図5(A)の残りの割当て候補ボリューム群48の中から、I/O負荷の最も低いボリュームとしてVOLDを割り当てる。図5(B)に示すように割当て対象外ボリューム49は、VOL1、VOL5、VOL9、VOLDとなり、割当て候補ボリューム群48は、VOL1のない論理ボリュームグループ1、VOL5のない論理ボリュームグループ2、VOL9のない論理ボリュームグループ3、VOLDのない論理ボリュームグループ4になる。次に、ステップS25で当該ジョブステップで既に論理ボリュームグループ1~4内の論理ボリューム30を一通り割り当てている場合、実際に割り当てた論理ボリューム30の

み割当て対象外にすることで、再度論理ボリュームグループ1~4内のI/Oレスポンス値が最小の論理ボリューム30を順次割り当てる。

【0062】こうして、最終的には、割当て対象外ボリューム49として16個の論理ボリューム30を得ることになる。このように、従来では割当て済みボリュームのみを割当て対象外としていたが、本実施形態にあっては、同一論理ボリュームグループ1~4の他の論理ボリューム30を割当て対象外とすることで論理ボリュームグループ内でのI/Oアクセス競合を回避するようにしている。

【0063】図12は仮想I/Oレスポンス値を加算した場合のボリューム割当てを説明するフローチャートである。図12において、まず、ステップS31で図6

(A)に示す論理ボリューム構成情報46を参照して、要求スペース量を満たす論理ボリュームグループ1~4の論理ボリューム30からI/O負荷の最も低いボリュームとしてVOL1を割り当てる。そして、割り当てたVOL1と論理ボリュームグループ1の他のVOL2~VOL4に対して、仮想I/Oレスポンス値を加算する。例えば、仮想I/Oレスポンス値として、VOL1には10ms、VOL2、VOL3、VOL4には7msを加算する。

【0064】図6(B)に示すように、VOL1~VOL4からなる論理ボリュームグループ1が割当て対象外ボリューム群47として割当て済リスト38に設定され、論理ボリュームグループ2、3、4よりなる割当て候補ボリューム群48が論理ボリューム構成情報46として取得される。次に、ステップS32で図6(B)の割当て候補ボリューム群48の中から、I/O負荷の最も低いボリュームとしてVOL9を割り当てる。そして、割り当てたVOL9と論理ボリュームグループ3の他のVOL A、VOL B、VOL Cに対して、仮想I/Oレスポンス値を加算する。例えば、仮想I/Oレスポンス値としてVOL9には10ms、VOL A、VOL B、VOL Cには7msを加算する。

【0065】図6(C)に示すように、割当て対象外グループ群47は論理ボリュームグループ1、3になり、割当て候補ボリューム群48は論理ボリュームグループ2、4になる。次に、ステップS33で図6(C)の割当て候補ボリューム群48からI/O負荷の最も低いボリュームとしてVOL5を割り当てる。そして、割り当てたVOL5と論理ボリュームグループ2の他のVOL6、VOL7、VOL8に対して、仮想I/Oレスポンス値を加算する。例えば、仮想I/Oレスポンス値として、VOL5には10ms、VOL6、VOL7、VOL8には7msを加算する。

【0066】図7(A)に示すように、割当て対象外グループ群47は、論理ボリュームグループ1、2、3となり、割当て候補ボリューム群48は論理ボリュームグ

ループ4になる。次に、ステップS34で図7(A)の残りの割当て候補ボリューム群48の中から、I/O負荷の最も低いボリュームとしてVOL Dを割り当てる。そして、割り当てたVOL Dと論理ボリュームグループ4の他のVOL E、VOL F、VOL 0に対して、仮想I/Oレスポンス値を加算する。例えば、仮想I/Oレスポンス値としてVOL Dには10ms、VOL E、VOL F、VOL 0には7msを加算する。

【0067】図7(B)に示すように、割当て対象外ボリューム49はVOL1、VOL5、VOL9、VOL Dとなり、割当て候補ボリューム群48は、VOL1のない論理ボリュームグループ1、VOL5のない論理ボリュームグループ2、VOL9のない論理ボリュームグループ3、VOL Dのない論理ボリュームグループ4となる。

【0068】次に、ステップS35で当該ジョブステップで既に論理ボリュームグループ1~4の論理ボリューム30を一通り割り当てている場合、実際に割り当てた論理ボリューム30のみ割当て対象外にすることで、再度論理ボリュームグループ1~4内のI/Oレスポンス値が最小の論理ボリューム30を順次割り当てる。これにより、割当て対象外ボリューム49は16個の論理ボリューム30となる。

【0069】再び図10に戻り、ステップS7で選択したボリュームのスペース要求の割当て処理を行い、ステップS8でスペース獲得が成功したか否かを判別する。成功しないときは、ステップS2に戻り、次のボリューム割当てを行い、スペース獲得が成功し、例えば16個のボリュームが割り当てられると処理は終了する。従来では割当て済ボリュームのみを割当て対象外としていたが、本実施形態においては、割当て済ボリュームが属する論理ボリュームグループ1~4の他の論理ボリューム30も割当て対象外とすることで同一論理ボリュームグループ1~4内での論理ボリューム競合を回避することができる。

【0070】図8の(1)~(16)の数字は割当て順序を示し、論理ボリュームグループ1、2内でI/Oアクセス競合は生じにくくなる。また、アクセス性能の異なる装置が同一の不特定ボリュームに混在する場合を考慮してI/Oアクセス性能を指数化して仮想I/Oレスポンス値を加算して割当てに反映させ、非ディスクアレイとディスクアレイでは仮想I/Oレスポンス値に差をつけるため、ディスクアレイと非ディスクアレイが同等に重複使用されなくなる。

【0071】さらに同一論理ボリュームグループ1~4内の論理ボリューム30を同時に割当てにくくするため、仮想I/Oレスポンス値を割当て済ボリューム以外の同一論理ボリュームグループ1~4内の論理ボリューム30にも加算している。このように、ボリューム割当ての最適化を図ることができるため、ボリュームアクセ

スのレスポンスの向上およびスループットの向上を図ることができる。

【0072】なお、論理ボリューム分割の有無、筐体構造（同一デバイスアダプタ配下か否か）などI/Oアクセス性能に関する装置の構成情報を取得するため、装置が途中で追加または削除された場合には容易に反映することができる。

【0073】

【発明の効果】以上説明してきたように、本発明によれば、ボリューム割当ての最適化を図ることができるため、ボリュームアクセスのレスポンスの向上およびスループットの向上を図ることができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の原理説明図

【図2】本発明の一実施形態を示すブロック図

【図3】ボリューム割当てプログラムの構成例を示す図

【図4】仮想I/Oレスポンス値を加算しないボリューム割当ての説明図（その一）

【図5】仮想I/Oレスポンス値を加算しないボリューム割当ての説明図（その二）

【図6】仮想I/Oレスポンス値を加算したボリューム割当ての説明図（その一）

【図7】仮想I/Oレスポンス値を加算したボリューム割当ての説明図（その二）

【図8】割当て順序の説明図

【図9】仮想I/Oレスポンス値の例を示す図

【図10】ボリューム割当ての処理を説明するフローチャート

【図11】仮想I/Oレスポンス値を加算しない場合の最小ボリューム選択を説明するフローチャート

【図12】仮想I/Oレスポンス値を加算した場合の最小ボリューム選択を説明するフローチャート

【図13】従来例を示すブロック図

【図14】従来のボリューム割当てプログラムを示す図

【図15】従来のボリューム割当てを説明するフローチャート

【符号の説明】

1～4：論理ボリュームグループ

21：ホストコンピュータ

22, 23：チャネル

24, 25, 28：バス

26：入出力制御装置

27：ボリューム割当てプログラム

29：ディスクアレイ

30：論理ボリューム

31～34：データディスク

35：パリティディスク

36：ジョブ管理部

36A：構成情報取得部（構成情報取得手段）

36B：設定部（設定手段）

37：割当て候補リスト

38：割当て済リスト

39：ボリューム選択部

39A：加算部

40：性能情報収集部（性能情報収集手段）

40A：算出部

41：I/O構成情報管理部（I/O構成情報管理手段）

42, 43：ジョブ

44：入出力装置

45：選択ボリューム

46：論理ボリューム構成情報

47：割当て対象外ボリューム群

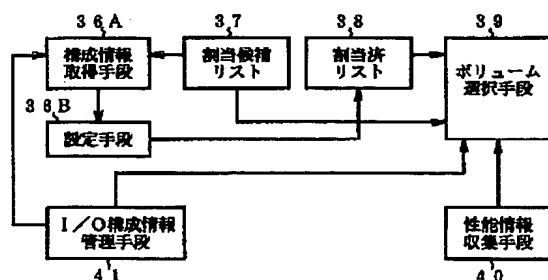
48：割当て候補ボリューム群

49：割当て対象外ボリューム

50：不特定ボリューム

【図1】

本発明の原理説明図



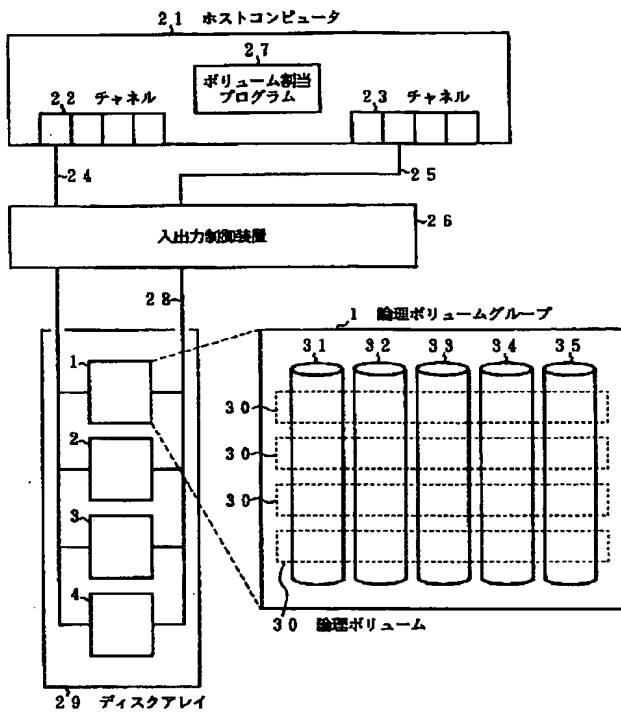
【図9】

仮想I/Oレスポンス値の例を示す図

項 目	I/Oレスポンス比率
非ディスクアレイ	20
ディスクアレイ (同一論理ボリュームグループ競合なし) キャッシュヒット50%を想定	10
ディスクアレイ (同一論理ボリュームグループ競合あり) キャッシュヒット50%を想定	+4

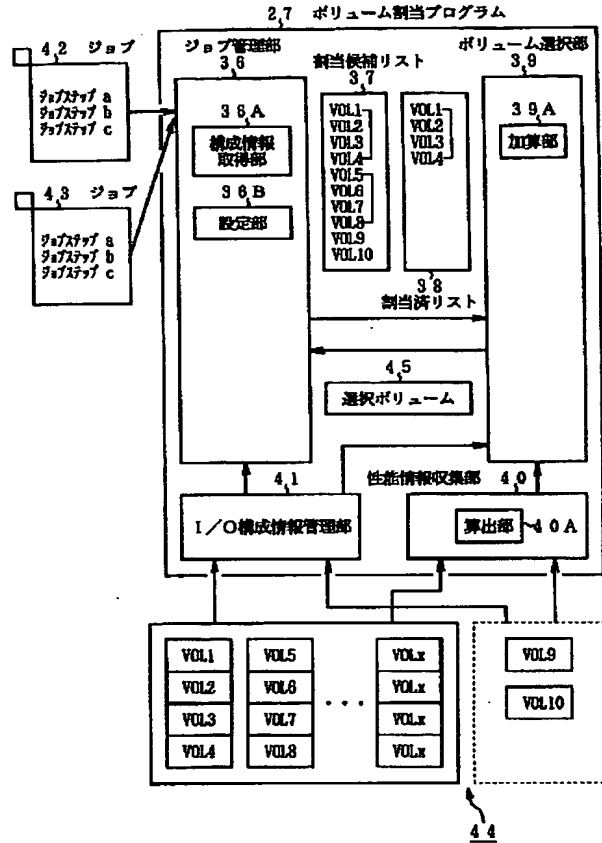
【図2】

本発明の一実施形態を示すブロック図



【図3】

ボリューム割当てプログラムの構成例を示す図



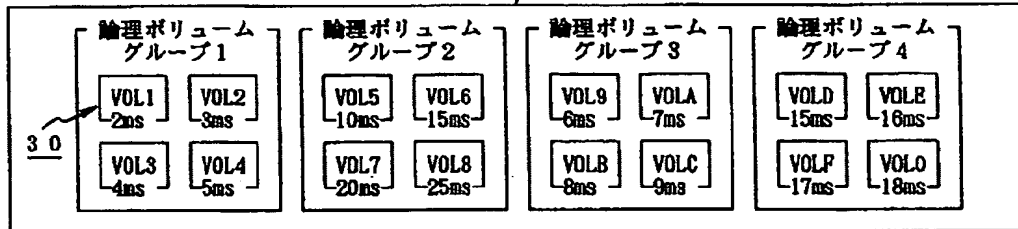
BEST AVAILABLE COPY

【図4】

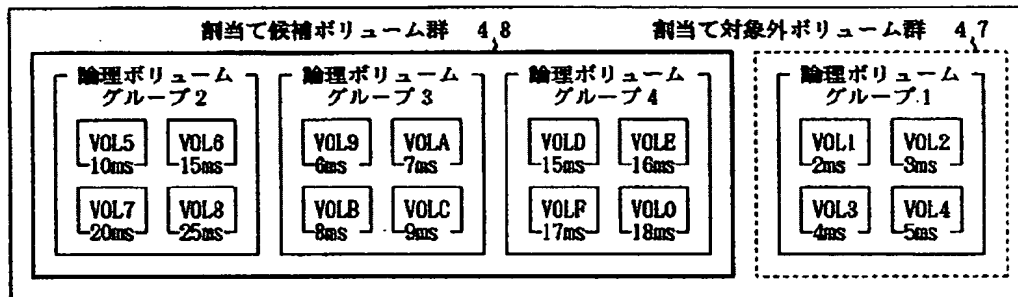
仮想I/Oレスポンス値を加算しないボリューム割当ての説明図（その一）

(A)

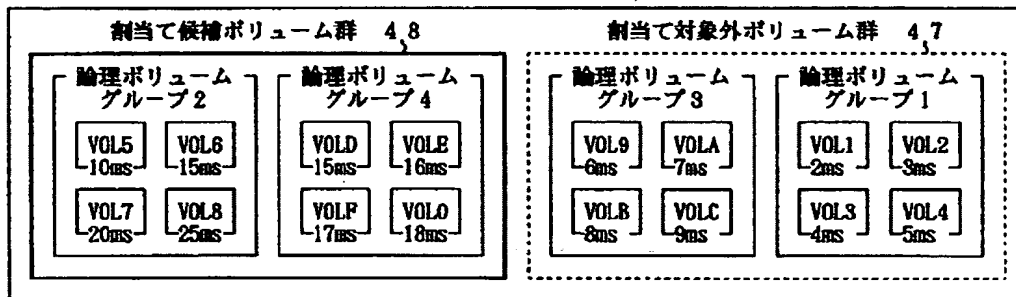
4, 6



(B)



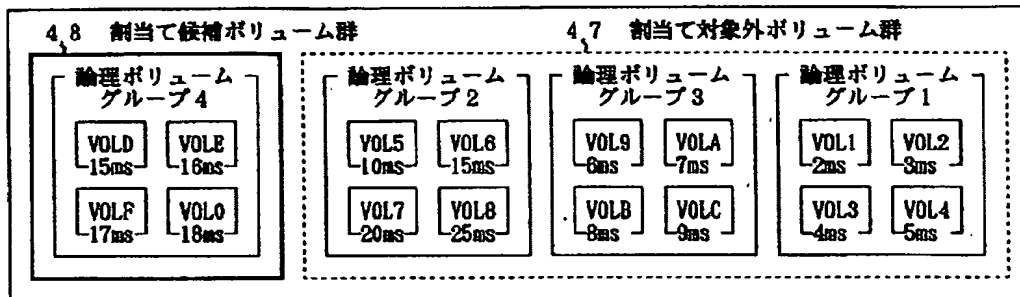
(C)



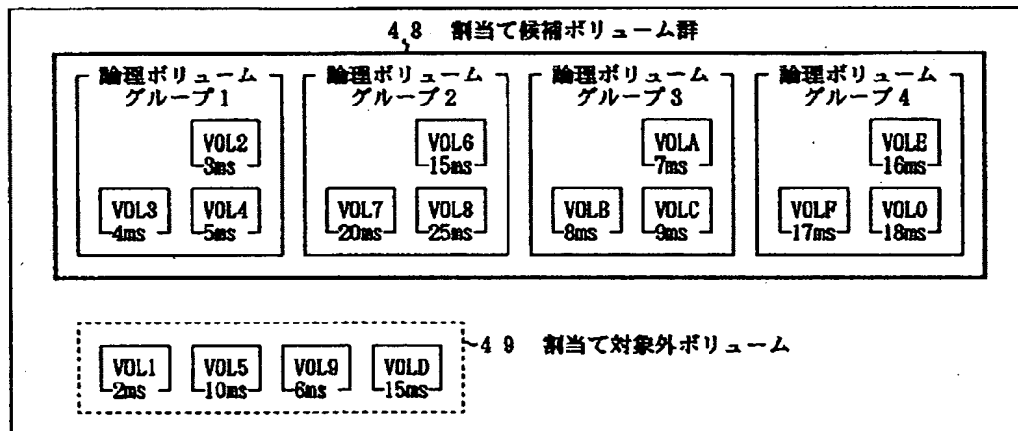
【図5】

仮想I/Oレスポンス値を加算しないボリューム割当ての説明図（その二）

(A)



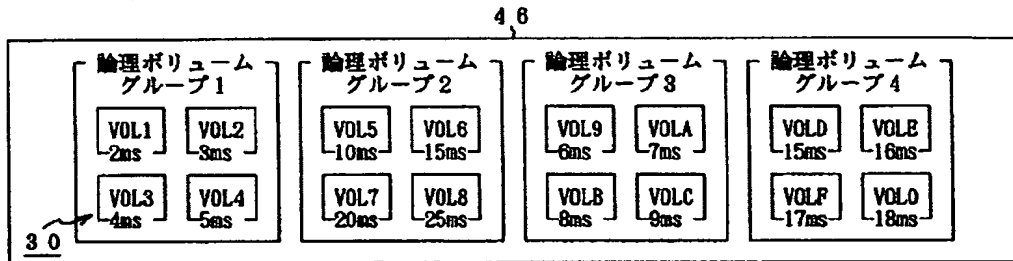
(B)



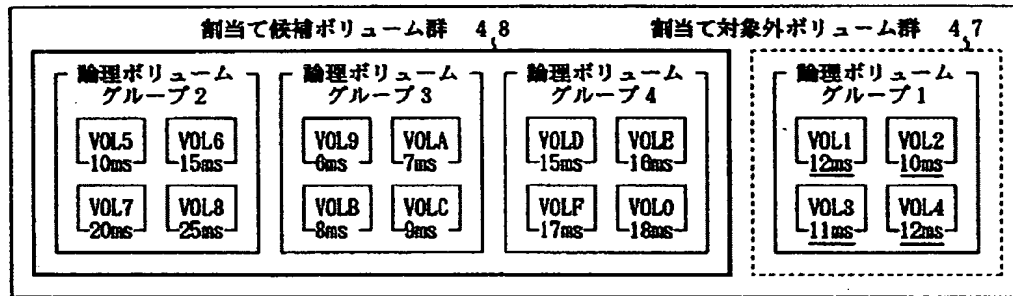
【図6】

仮想I/Oレスポンス値を加算したボリューム割当ての説明図（その一）

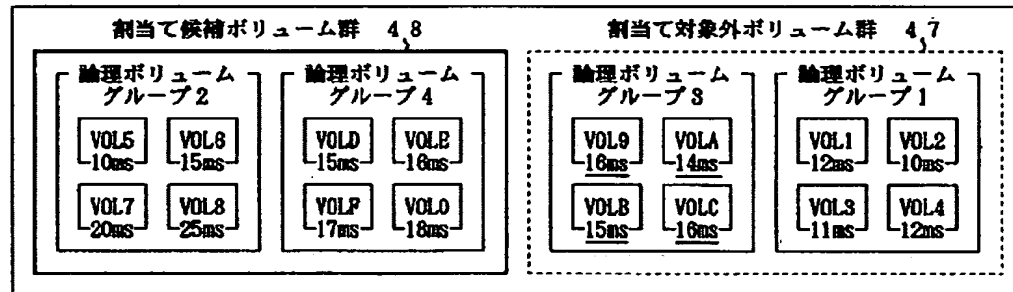
(A)



(B)



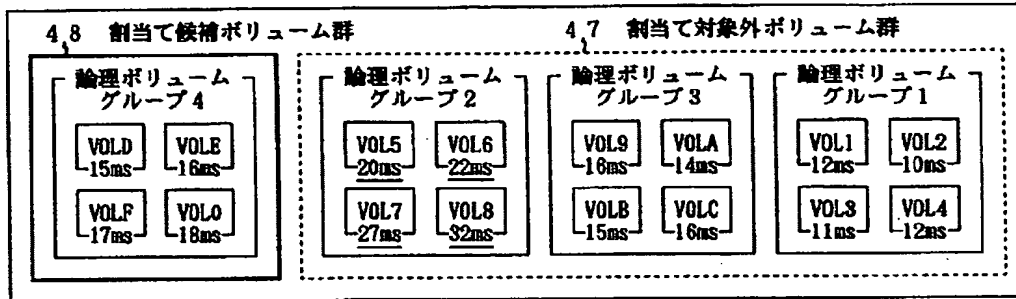
(C)



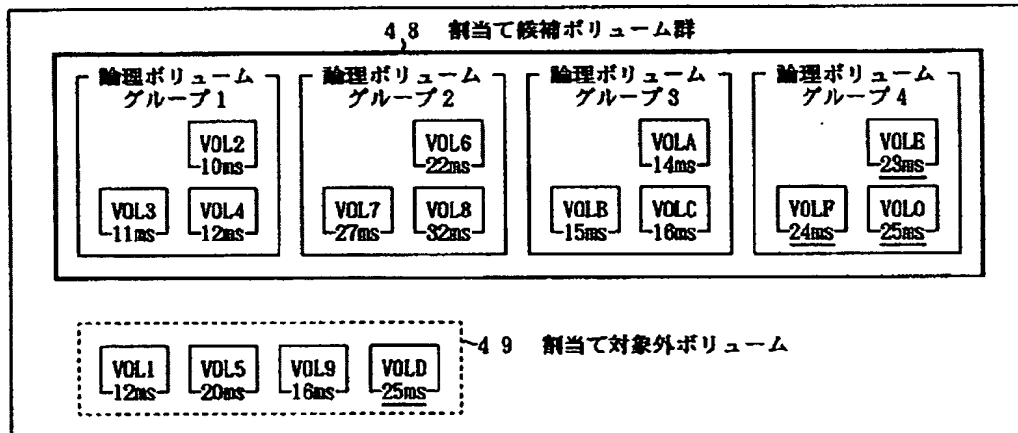
【図7】

仮想I/Oレスポンス値を加算したボリューム割当ての説明図（その二）

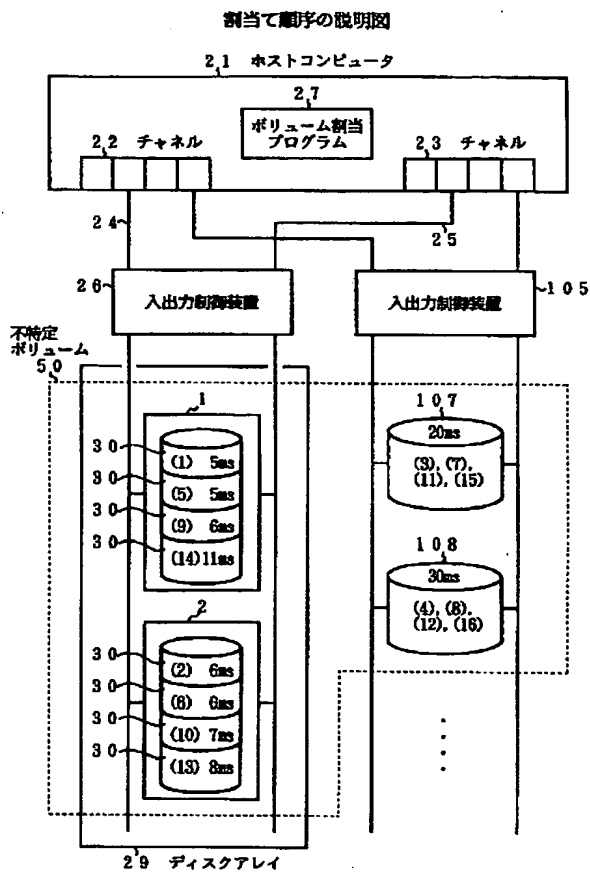
(A)



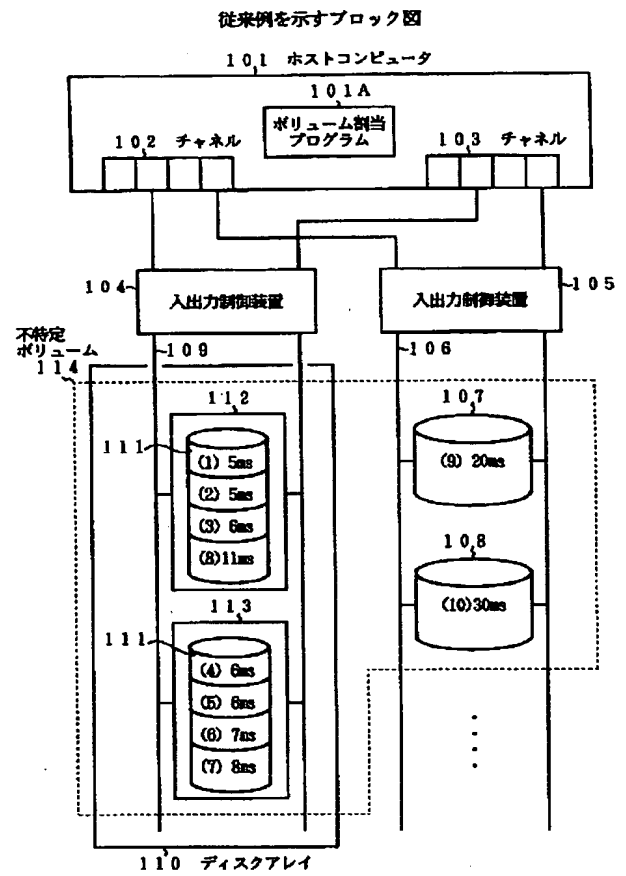
(B)



【図 8】

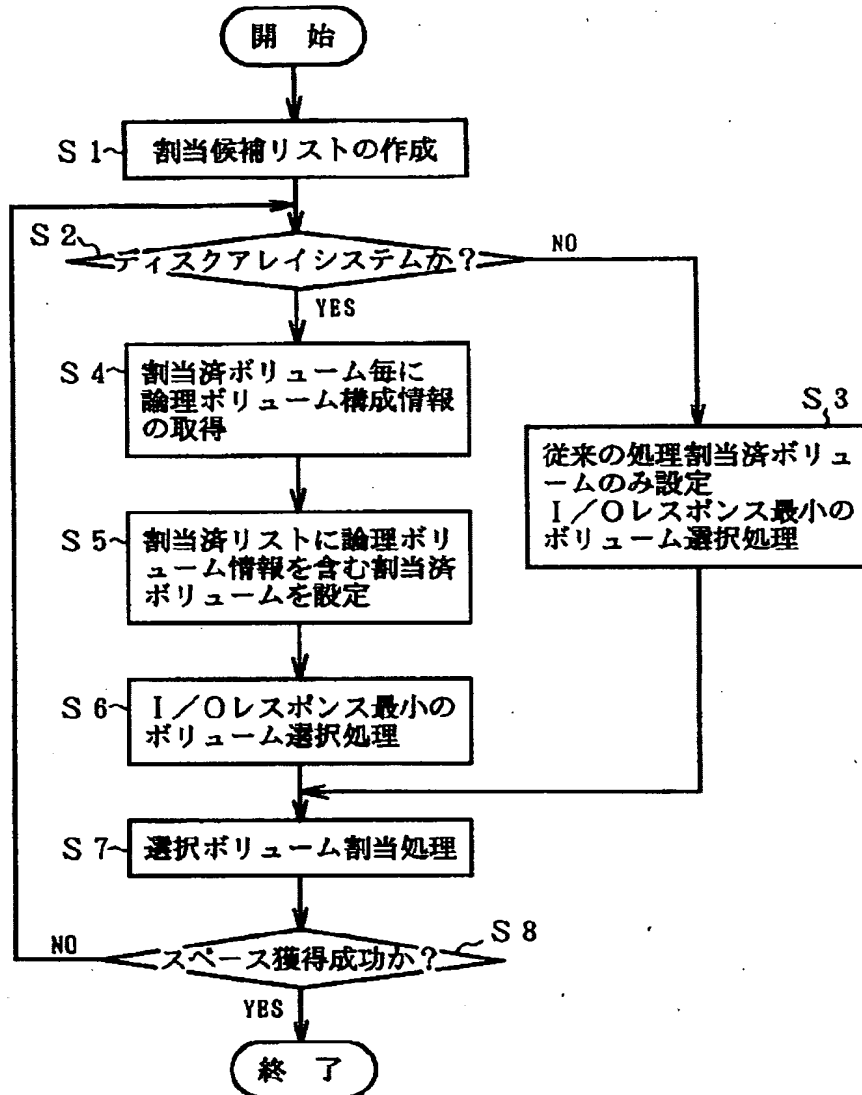


【図 13】



【図10】

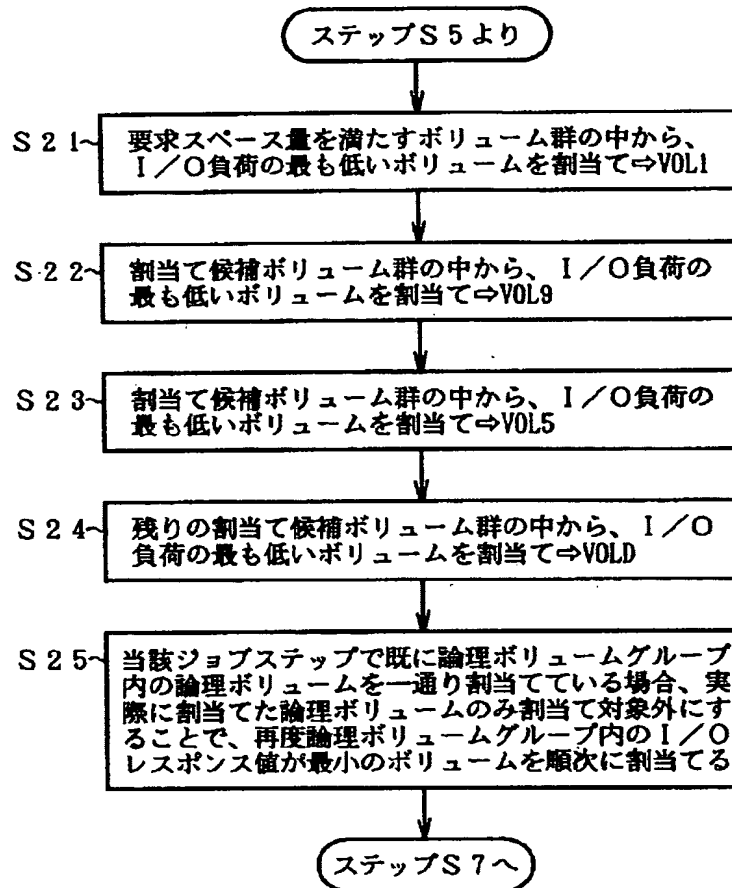
ボリューム割当ての処理を説明するフローチャート



BEST AVAILABLE COPY

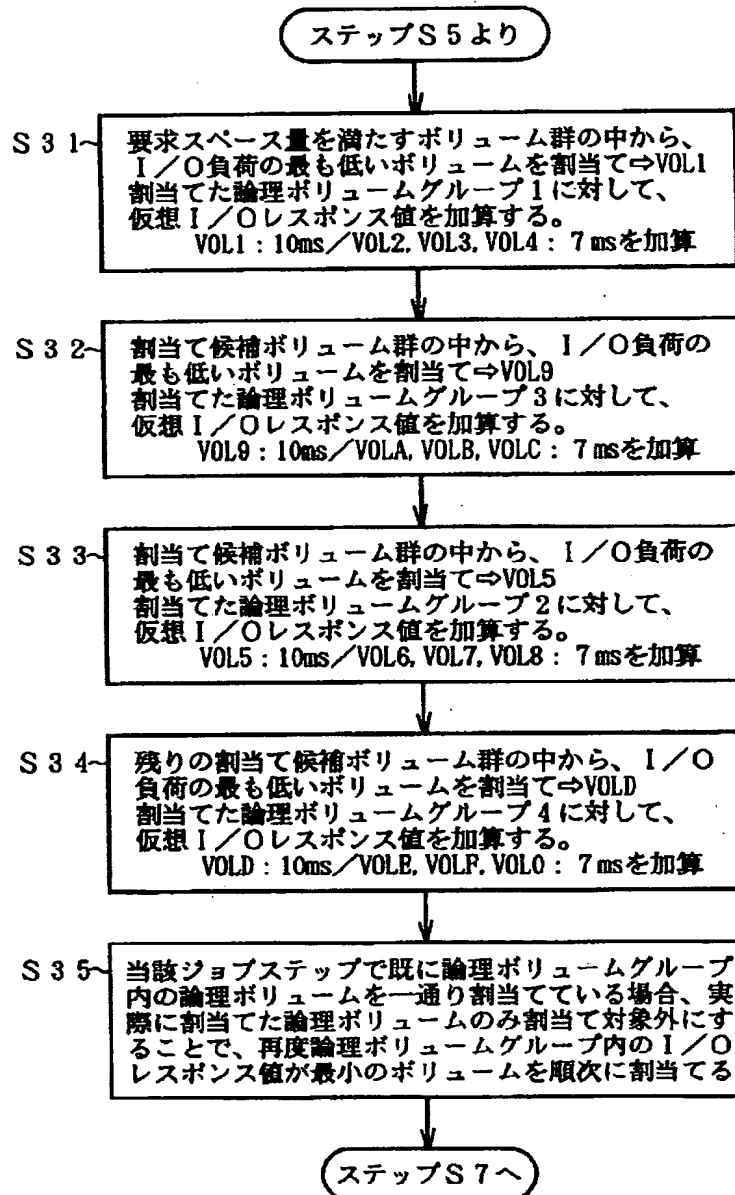
【図11】

仮想I/Oレスポンス値を加算しない場合の最小ボリューム選択を説明するフローチャート

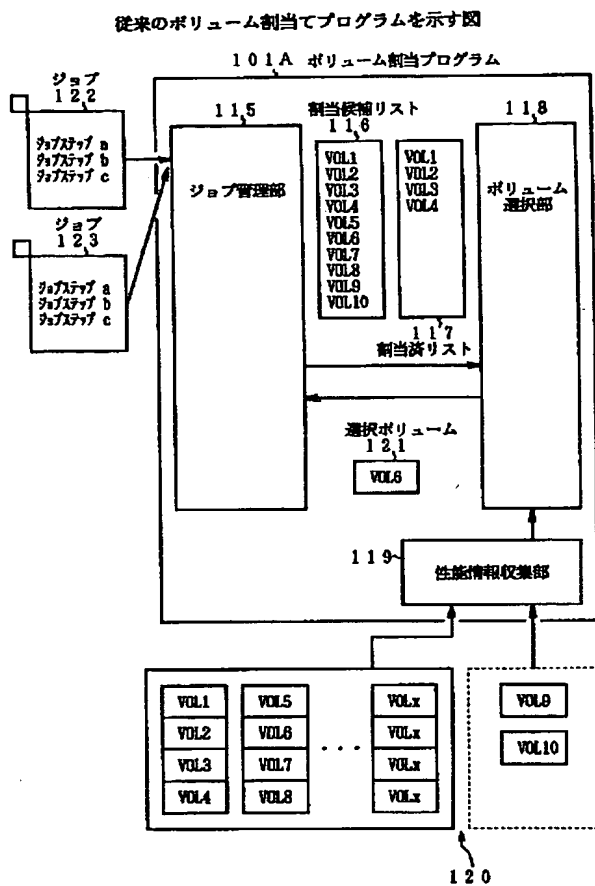


【図12】

仮想I/Oレスポンス値を加算した場合の最小ボリューム選択を説明するフロー
チャート

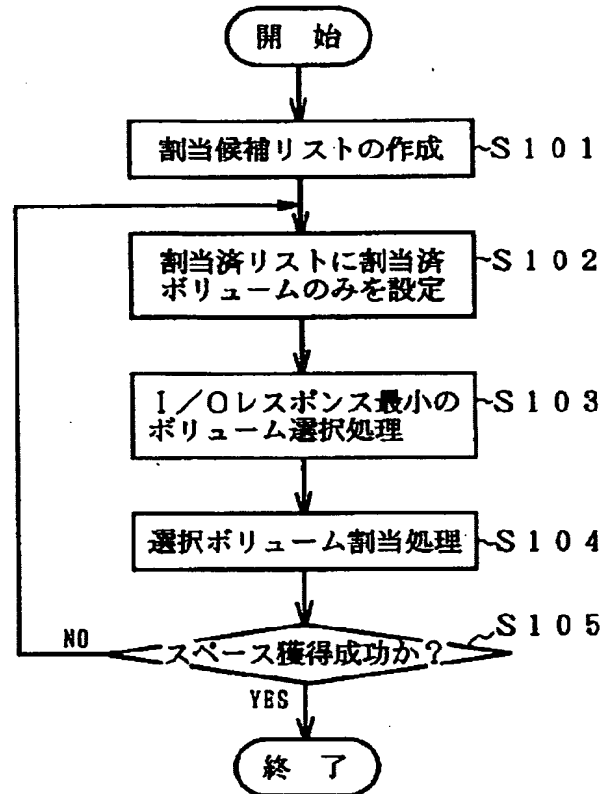


【図14】



【図15】

従来のボリューム割当てを説明するフローチャート



フロントページの続き

(72)発明者 鈴木 雅延
神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
1号 富士通株式会社内

(72)発明者 福井 利夫
神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
1号 富士通株式会社内

(72)発明者 山本 洋明
神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
1号 富士通株式会社内

(72)発明者 村田 敏也
神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
1号 富士通株式会社内

BEST AVAILABLE COPY